

**THIS PAGE IS INSERTED BY OIPE SCANNING
AND IS NOT PART OF THE OFFICIAL RECORD**

Best Available Images

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images may include (but are not limited to):

BLACK BORDERS

TEXT CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES

FADED TEXT

BLURRY OR ILLEGIBLE TEXT

SKEWED/SLANTED IMAGES

COLORED PHOTOS HAVE BEEN RENDERED INTO BLACK AND WHITE

VERY DARK BLACK AND WHITE PHOTOS

UNDECIPHERABLE GRAY SCALE DOCUMENTS

**IMAGES ARE THE BEST AVAILABLE
COPY. AS RESCANNING *WILL NOT*
CORRECT IMAGES, PLEASE DO NOT
REPORT THE IMAGES TO THE
PROBLEM IMAGE BOX.**

⑯ 公開特許公報 (A)

昭62-283497

⑯ Int.Cl.
G 11 C 17/00識別記号
307府内整理番号
6549-5B

⑯ 公開 昭和62年(1987)12月9日

審査請求 未請求 発明の数 1 (全8頁)

⑯ 発明の名称 プログラマブルリードオンリメモリの書き込み回数管理方式

⑯ 特願 昭61-124732

⑯ 出願 昭61(1986)5月31日

⑯ 発明者 仲田 真一 東京都大田区下丸子3丁目30番2号 キヤノン株式会社内
 ⑯ 出願人 キヤノン株式会社 東京都大田区下丸子3丁目30番2号
 ⑯ 代理人 弁理士 小林 将高

明細書

1. 発明の名称

プログラマブルリードオンリメモリの書き込み回数管理方式

2. 特許請求の範囲

記憶領域に書き込まれた情報を電気的に消去可能なプログラマブルリードオンリメモリにおいて、前記記憶領域を複数のブロックに分割し、各ブロック毎に書き込み回数を記憶し、あらかじめ設定される書き込み回数を越えたブロックへの書き込みを抑止させることを特徴とするプログラマブルリードオンリメモリの書き込み回数管理方式。

3. 発明の詳細な説明

〔産業上の利用分野〕

この発明は、電気的消去可能なプログラマブルリードオンリメモリの書き込み回数の管理方式に関するものである。

〔従来の技術〕

従来のEEPROM (Electrical Erasable

and Programmable ROM) は、容量も少なく、また書き込むために必要な外部回路が多かった。さらに、チップ内のすべてのデータを消去するモードしか有していなかった。最近は、容量も大きくなるとともに、外部回路も殆ど必要なくCPUのアドレスバス、データバスに接続できるようになり、またEEPROM内の1バイトのデータのみの消去も可能となってきた。以上の改良により、使用目的によっては、従来のランダムアクセスメモリ (RAM) で構成していた機能の置換が可能となった。

例えば、従来の小型パソコン、日本語ワープロで作成したプログラムや文章、外字等を保存しておくためにメモリカードと云うものがある。これは、必要なときにパソコン、日本語ワープロ等の本体に差し込んでプログラムや文章を記憶させ、本体から引き抜いても、そのデータを記憶しているように、メモリカード内にはRAMと電池が搭載されていた。そこで、メモリカードをEEPROMで構成することにより、電池を無くすること

ができると考えられた。

〔発明が解決しようとする問題点〕

ところが、EEPROMでは従来のRAMのように自由に何度も書き換えられない制約があり、すなわち、あらかじめ設定される書き込み回数を越えて、メモリカードへの書き込みを行なうことにより、記憶しているはずのデータを消失させてしまう等の問題点があった。またEEPROMに書き込まれたデータのうち、頻繁に書き換えられるデータと書き換え頻度の少ないデータとが存在し、書き換え頻度の高いデータの書き換え回数が所定値を越えると、EEPROMへの書き換えが可能にも関わらず書き換え不能となる問題点があった。

この発明は、上記の問題点を解消するためになされたもので、EEPROMに書き込まれるデータの消失を防止するとともに、EEPROMへの書き込み回数を平均化させるとともに、EEPROM上の書き換え頻度を平均化して、EEPROMへの書き換え寿命を延命できるプログラマブル

リードオンリーメモリの書き込み回数管理方式を得ることを目的とする。

〔問題点を解決するための手段〕

この発明に係るプログラマブルリードオンリーメモリの書き込み回数管理方式は、記憶領域を複数のブロックに分割し、各ブロック毎に書き込み回数を記憶し、あらかじめ設定される書き込み回数を越えたブロックへの書き込みを抑止させる。

〔作用〕

この発明においては、記憶領域を各ブロック毎に書き込み回数を記憶しておき、この書き込み回数があらかじめ設定される書き込み回数を越えたら、そのブロックへの書き込みを抑止させる。

〔実施例〕

第1図(a)はこの発明の一実施例を示すプログラマブルリードオンリーメモリへの書き込み回数管理方式を説明する模式図であり、1はEEPROMで、例えば書き込み容量が32798バイト×8ビットで、書き込み回数が1万回に設定している。EEPROM1は、ポインタブロック1aお

より構成される。ポインタブロック1aは4アドレス(各1バイト)で構成され、『0～1』番地の2バイトで、書き換え回数WCNT、例えば『138816』を記憶している。またポインタブロック1aの『2』番地の1バイトは、ディレクトリDB、例えば『0116』を記憶している。さらに、ポインタブロック1aの『3』番地の1バイトは、未使用的スタートブロック番号OSB、例えば『3316』を記憶している。またポインタブロック1aの『4』番地の1バイトは、未使用的エンドブロック番号OEB、例えば『8A16』を記憶している。

第1図(b)はこの発明の装置構成の一例を説明するブロック図であり、11はCPUで、ROM11a、RAM11bを有し、ROM11aに格納された第6図に示すフローに準じたプログラムに応じて各部を制御する。12は入力手段で、データ書き込み装置13にセットされるEEPROM1へのデータ書き込みおよびデータ消去を指

示する。なお、CPU11にはデータの転送を行うアキュムレータACC、BCCを有している。

第2図は第1図(a)に示すEEPROM1の構造を示す模式図であり、21はブロック番号であり、例えば127個のブロックBLOCK1～BLOCK127に分割されている。各ブロックは、例えば256バイトで構成され、先頭の2バイトで、そのブロックが更新された回数、すなわち、後述する更新回数が記憶されている。次に続く253バイトは記憶データDATAが記憶されており、最後の1バイトは、記憶データDATAがこのブロックに留まるか、または他のブロックに及ぶかどうかを示す隣接ブロックエリアCBがあり、他のブロックに記憶データDATAが及ぶ場合は、隣接ブロックエリアCBには隣接するブロック番号が記憶され、他のブロックに記憶データDATAが及ばない場合は、隣接ブロックエリアCBには『FF16』が記憶されている。

第3図は第2図に示す各ディレクトリブロック構造を説明する模式図であり、30は前記ディレ

クトリDBに指示されるディレクトリブロック、31は前記ディレクトリブロック30の更新カウンタで、例えば2バイトで構成される。32はファイル領域で、各ファイル名が12バイトで記憶される。33はスタートブロック番号エリア(SB)で、例えば1バイトで構成され、ファイルのスタートブロック番号が記憶されている。34はエンドブロック番号エリア(EB)で、例えば1バイトで構成され、ファイルのエンドブロック番号が記憶されている。35はチェーンブロックエリア(CB)で、ディレクトリブロック30に継続するディレクトリブロックの有無を記憶する。例えばチェーンブロックエリア35が「FF16」となる。なお、ディレクトリブロック30は、例えば18個のファイル領域32で構成される。

次に第1図(a)および第3図を参照しながらEEPROM1の構造について説明する。

第1図(a)に示すようにポインタブロック1aの書き換え回数WCNTに、例えば「138816」が記憶されているとすると、5000回の

更新が行われたことを示し、またディレクトリDBには「0116」が記憶されているので、ディレクトリDBに指示されるディレクトリブロック30のブロック番号が「1」で、そのディレクトリブロック30の更新カウンタ31には、「142F16」が記憶されている。これは、このディレクトリブロック30を5167回更新したことを示し、ファイル領域32のファイル(File)1(ファイル名)はスタートブロック番号エリア33が「0216」で、エンドブロック番号エリア34が「0516」となっているため、ブロックBLOCK2から始まり、ブロックBLOCK5で終ることになる。またファイル領域32のファイル2は、スタートブロック番号エリア33が「0A16」で、エンドブロック番号エリア34が「0F16」となっているため、ブロックBLOCK10から始まり、ブロックBLOCK15で終ることになる。さらに、ファイル領域32のファイル3(ファイル名)は、スタートブロック番号エリア33が「1516」で、エンドブロック番号エリ

A34が「1816」となっているため、ブロックBLOCK21から始まり、ブロックBLOCK24で終ることになる。またファイル領域32のファイル3の次に「FF16」が書かれているので、このファイル領域32はファイル3で終了していることになる。

第4図は未使用のEEPROM1の状態を説明する模式図であり、第1図(a)、第3図と同一のものには同じ符号を付している。

この図から分かるように、未使用のEEPROM1のポインタブロック1aの書き換え回数WCNTが「000116」、ディレクトリDBが「0116」、未使用のスタートブロック番号OSBが「0216」、未使用のエンドブロック番号OEBが「7A16」がそれぞれポインタブロック1aの0番地から4番地にそれぞれ記憶されている。これにより、ディレクトリDBに指示されるブロックBLOCK1を参照すると、更新カウンタ31に「000116」が書き込まれているとともに、ファイル領域32のファイル1に「FF16」が書

き込まれており、さらに、チェーンブロックエリア35に「FF16」が書き込まれており、EEPROM1が未使用状態であることを示している。

さらに、ポインタブロック1aのスタートブロック番号OSBおよびエンドブロック番号OEBには「0216」、「7F16」がそれぞれ書き込まれている。すなわち、ブロックBLOCK2~127には先頭の2バイトに「000116」が書き込まれ、最終の1バイトに各後続のブロックの継続を示すチェーンブロックエリア35には、ブロックBLOCK2~126に対して「03~7F16」が書き込まれ、ブロックBLOCK127のチェーンブロックエリア35には「FF」が書き込まれている。このように、各ブロックBLOCK2~127は1つのチェイン構造となる。

次に第3図、第5図(a)、(b)を参照しながらEEPROM1への書き込み動作を説明する。

第5図(a)、(b)はEEPROM1への書き込み動作を説明する模式図であり、第1図

(a)、第3図と同一のものには同じ符号を付している。なお、書き込み直前は、第3図に示す状態であったものとする。

まず、各ブロックBLOCKのファイル領域32の先頭が『0016』のところを探し当てる。第3図の場合は、ファイル2とファイル3との間に『0016』があり、そこにファイル4という名前を12バイトで書き込み、ポインタブロック1aの未使用ブロックのスタートブロック番号OSBを参照して、スタートブロック番号OSBの指示するブロックBLOCK、すなわち『5716』の先頭の2バイト情報、すなわち、更新カウンタ31を『1』インクリメントし、その加算値が、例えば1万回を越えているかどうかを調べ、指示されるブロックBLOCKの更新カウンタ31が1万回を越えるようであれば、更新回数が1万回以下のブロックBLOCKを探し当て、そのブロックBLOCKの番号を直前に書き込んだブロックBLOCKのチェーンブロックエリア35に書き込む。このようにして、データの書き込みが行われ、更新回数が1万回を越えるブロックBLOCKが排除されて行く。そして、書き込みデータがなくなるまで同様の操作を行い、最後に書き込んだブロックBLOCKのチェーンブロックエリア35に記憶されていた内容を新しい未使用のスタートブロック番号OSBに書き換える、ポインタブロック1aの書き換え回数WCNTを『1』インクリメントして『138916』とな

り、最後にデータを書き込んだブロックBLOCKのチェーンブロックエリア35を『FF16』にする。そして、ディレクトリブロック30の最終ブロック番号を記憶するエンドブロック番号エリア34に最後のデータを書き込んだブロックBLOCKの番号を書き込むとともに、更新カウンタ31を『1』インクリメントすると、第5図(b)に示されるように、更新カウンタ31が『143016』となり、ファイル4のスタートブロック番号エリア33が『3316』で、エンドブロック番号エリア34が『3716』となる。

次に第5図(a)、(b)を参照しながらEEPROM1に書き込まれているファイル1の削除動作について説明する。

ディレクトリブロック30となるブロックBLOCK1よりファイル1を探し、ファイル領域32の先頭の2バイトを『0016』とする。次いで、ディレクトリブロック30の更新カウンタ31を『1』インクリメントし、ファイル1のスタートブロック番号エリア33とエンドブロック

をブロックBLOCK87(253バイト)に書き込み、ブロックBLOCK87に溢れるようであれば、ブロックBLOCK87のチェーンブロックエリア35の指示するブロックBLOCKの更新カウンタ31を『1』インクリメントして加算値が、例えば1万回を越えているかどうかを調べ、指示されるブロックBLOCKの更新カウンタ31が1万回を越えるようであれば、更新回数が1万回以下のブロックBLOCKを探し当て、そのブロックBLOCKの番号を直前に書き込んだブロックBLOCKのチェーンブロックエリア35に書き込む。このようにして、データの書き込みが行われ、更新回数が1万回を越えるブロックBLOCKが排除されて行く。そして、書き込みデータがなくなるまで同様の操作を行い、最後に書き込んだブロックBLOCKのチェーンブロックエリア35に記憶されていた内容を新しい未使用のスタートブロック番号OSBに書き換える、ポインタブロック1aの書き換え回数WCNTを『1』インクリメントして『138916』とな

番号エリア34のデータを参照して、ポインタブロック1aのエンドブロックOEBが指示するブロックのチェーンブロックエリア35の内容(削除直前までは『FF16』であった)をスタートブロック番号エリア33の内容に変更し、このブロックの更新カウンタ31を『1』インクリメントする。すなわち、未使用ブロックの最後に今削除了したファイル4を接続するわけである。このようにして、更新カウンタ31を進めながら何度もファイルの更新、削除を実行して行くうちに、更新カウンタ31が1万回に接近する。

次に更新カウンタ31が1万回に到達した場合のアクセス処理について説明する。

まず、ポインタブロック1aのスタートブロック番号OSBの内容が示しているブロックBLOCKのチェーンブロックエリア35の内容を新規のスタートブロック番号OSBとする。次いで、このブロック直前のディレクトリブロック30の更新カウンタ31の情報以外の内容を転送する。そして、ポインタブロック1aのディレクトリD

B に新規のディレクトリブロック番号を書き込み、ポインタブロック 1a の書き換え回数WCNT および更新カウンタ 31 を「1」インクリメントする。

一方、ポインタブロック 1a の書き換え回数WCNT は 1 万回を越えた場合は、予備ポインタブロック SPB1 ~ SPB50 のうち一番近い予備ポインタブロックへ書き換え回数WCNT の情報以外のデータを転送し、新規のポインタブロックの書き換え回数WCNT (000016) を「1」インクリメントして「000116」に設定する。この場合、破棄されたポインタブロック 1a の書き換え回数WCNT は 1 万回以上となり、新のポインタブロック 1a の書き換え回数WCNT は 1 万回以下となる。このようにして、カウンタブロック 30 およびポインタブロック 1a の書き込み削除を管理する。また削除されたファイルが使用していたブロックは未使用ブロックの一一番最後に回される。これは、未使用ブロックの使用回数を平均化するためである。

タACC が指示するブロックの容量が 235 バイトを越えるかどうかを判断し(8)； YES ならばアキュムレータACC が指示するブロックの継続ブロックエリアCB をアキュムレータBCC に記憶させる(9)。次いで、アキュムレータBCC が指示するブロックの書き換え回数WCNT を+1 更新する(10)。次いで、書き換え回数WCNT が 10000 を越えたかどうかを判断し(11)、YES ならばアキュムレータBCC の指示するブロックの継続ブロックエリアCB を記憶させ(12)、ステップ(10)に戻り、NO ならばアキュムレータACC が指示するブロックの継続ブロックエリアCB にアキュムレータBCC の内容を書き込み(13)、ステップ(7)に戻る。

一方、ステップ(8)の判断で NO の場合は、アキュムレータACC が指示する継続ブロックエリアCB を未使用のスタートブロック番号OSB に書き込む(14)。次いで、ポインタブロック 1a の書き換え回数WCNT を+1 更新する(15)。次いで、アキュムレータACC が指示するブロックの

第 6 図は第 1 図 (a) に示した EEPROM 1 のデータ書き込み制御動作を説明するためのフローチャートである。なお、(1) ~ (18) は各ステップを示す。

まず、ディレクトリブロック 30 の空エリアを探して、新規のファイル名を書き込む(1)。次いで、未使用のスタートブロック番号OSB をCPU11 のアキュムレータACC に記憶させる(2)。アキュムレータACC が指示するブロックの書き換え回数WCNT を+1 更新する(3)。ここで、書き換え回数WCNT が 10000 を越えたかどうかを判断し(4)、YES ならばアキュムレータACC の指示するブロックの継続ブロックエリアCB をアキュムレータACC に記憶し(5)、ステップ(3)に戻り、NO ならばディレクトリブロック 30 のスタートブロック番号エリア(SB) 33 にアキュムレータACC の内容を書き込む(6)。次いで、アキュムレータACC が指示するブロックのデータエリアにデータを書き込む(7)。ここで、書き込みデータがアキュムレ

継続ブロックエリアCB へ「FF16」を書き込む(16)。そして、ディレクトリブロック 30 の新ファイル位置のエンドブロック番号エリア 34 へアキュムレータACC の内容を書き込む(17)。次いで、ディレクトリブロック 30 の書き換え回数WCNT を更新する(18)。

(発明の効果)

以上説明したように、この発明は記憶領域を複数のブロックに分割し、各ブロック毎に書き込み回数を記憶し、あらかじめ設定される書き込み回数を越えたブロックへの書き込みを抑止させるようにしたので、EEPROM に書き込まれるデータの消失を未然に防げるとともに、不要になったブロックを未使用ブロックの最後尾に接続するようにしたので、各ブロックの書き込み回数を平均化できる利点を有する。

4. 図面の簡単な説明

第 1 図 (a) はこの発明の一実施例を示すプログラマブルリードオンリメモリへの書き込み回数管理方式を説明する模式図、第 1 図 (b) はこの

発明の装置構成の一例を説明するブロック図、第2図は第1図(a)に示すEEPROMの構造を示す模式図、第3図は第2図に示す各ディレクトリブロック構造を説明する模式図、第4図は未使用のEEPROM状態を説明する模式図、第5図(a)、(b)はEEPROMへの書き込み動作を説明する模式図、第6図は第1図(a)に示したEEPROMのデータ書き込み動作を説明するためのフローチャートである。

図中、1はEEPROM、1aはポインタブロック、21はブロック番号、30はディレクトリブロック、31は更新カウンタ、32はファイル領域、33はスタートブロック番号エリア、34はエンドブロック番号エリア、35はチェーンブロックエリアである。

代理人 小林将高

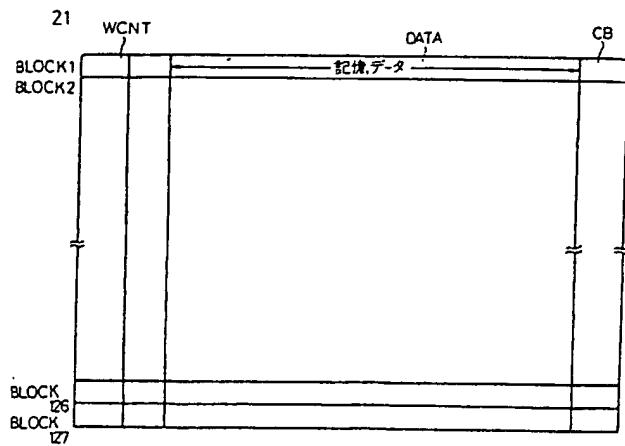
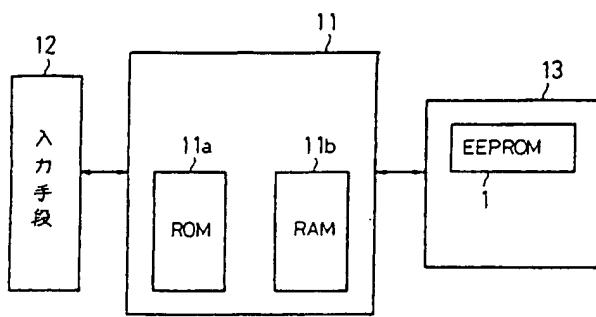
第1図 (a)

1

WCNT	0	1	3	1a ポインタブロック
DB	2	8	8	
OSB	3	Ø	1	
OEB	4	3	3	
	5	8	A	
	6			SPB1 予備ポインタブロック
	7			SPB2
	8			SPB49 予備ポインタブロック
	9			SPB50 予備ポインタブロック
	A			
	B			
	F5			
	F6			
	F7			
	F8			
	F9			
	FA			
	FB			
	FC			
	FD			
	FE			
	FF			

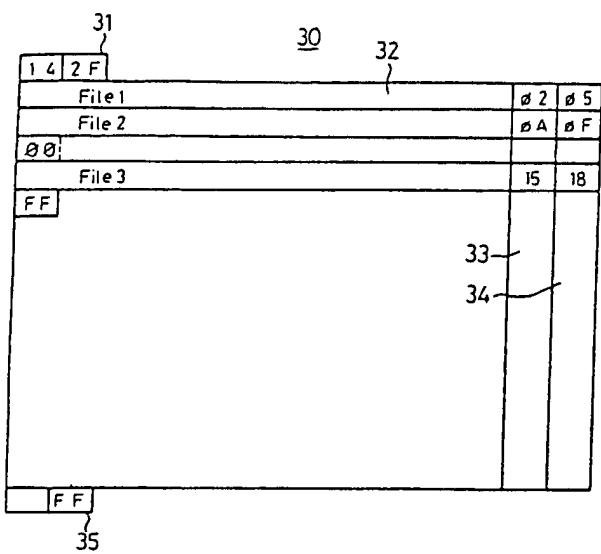
第2図

第1図 (b)



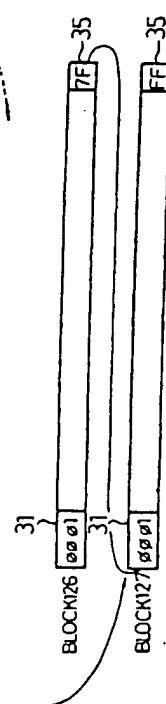
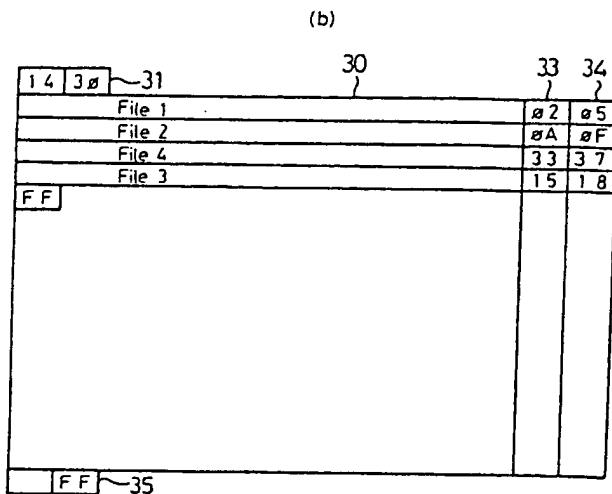
第 5 図

第 3 図

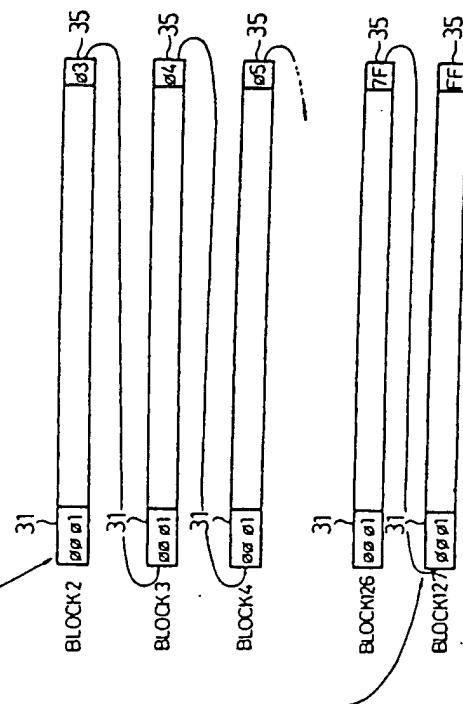
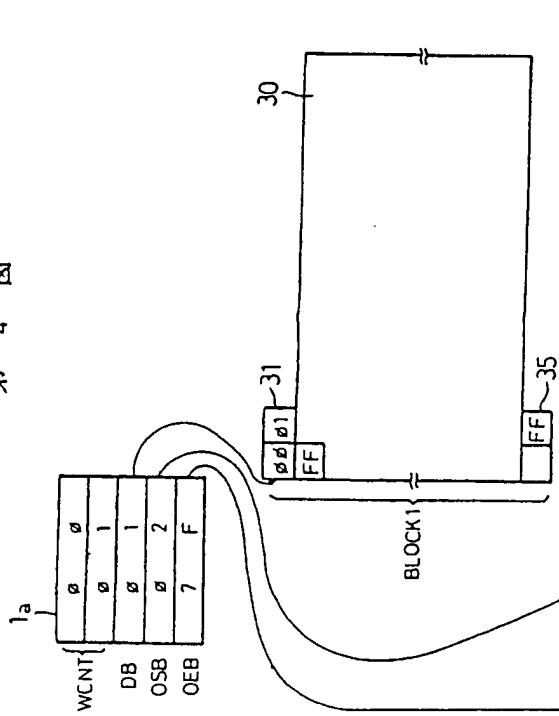


(a)

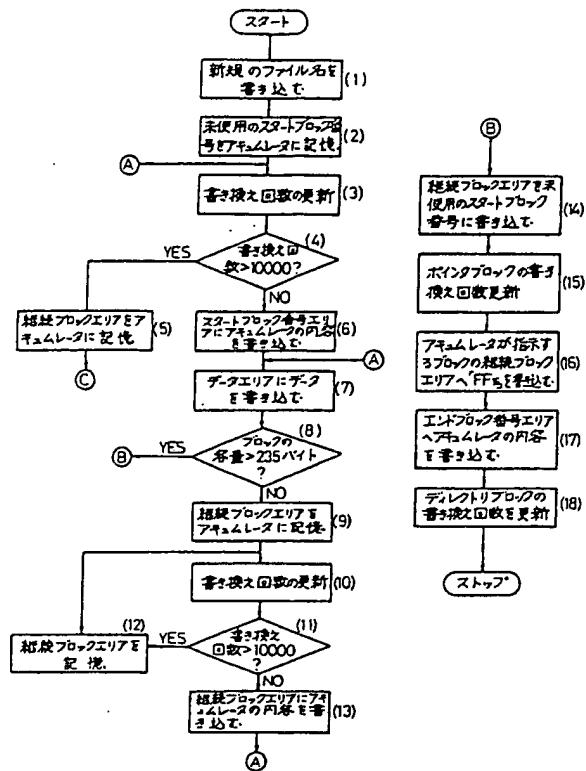
WCNT	0	1	3
DB	2	8	9
OSB	3	0	1
OEB	4	5	7
		8	A



第 4 図



第 6 図





POLYGLOT INTERNATIONAL

Global Management of Language-Related Projects

340 Brannan Street, Fifth Floor
San Francisco, CA 94107 • USA

Tel (415) 512-8800
FAX (415) 512-8982

TRANSLATION FROM JAPANESE

(19) JAPANESE PATENT OFFICE (JP)
(11) Japanese Laid-Open Patent Application (Kokai) No. 62-283497
(12) Official Gazette for Laid-Open Patent Applications (A)

(51) Int. Cl. 4: Classification Symbols: Internal Office Registration Nos.:

G 11 C 17/00 307 6549-5B

(43) Disclosure Date: December 9, 1987
Request for Examination: Not yet submitted
Number of Inventions: 1
(Total of 8 pages [in original])

(54) Title of the Invention: **System for Managing Number of Writes to
Programmable Read-only Memory**

(21) Application No. 61-124732
(22) Filing Date: May 31, 1986
(72) Inventor: Shin'ichi Nakada
(71) Applicant: Canon Inc.
(74) Agent: Masataka Kobayashi, Patent Attorney

SPECIFICATION

Title of the Invention

System for Managing Number of Writes to Programmable Read-only Memory

Claims

A system for managing the number of writes to a programmable read-only memory, characterized by the fact that in a programmable read-only memory which stores electrically erasable data that has been written to a memory area, the aforementioned memory area is divided into a plurality of blocks, the number of writes to each block is stored in memory, and when a predetermined number of writes to a block is exceeded, further write operations [to the block] are disabled.

Detailed Description of the Invention

Field of Industrial Utilization

The present invention relates to a system for managing the number of writes to a programmable read-only memory which stores electrically erasable data that has been written to a memory area.

Prior Art

Conventional EEPROM (electrically erasable and programmable ROM) had fairly small capacity and required extensive external circuitry for performing write operations. Furthermore, they did not have a mode that allows all data on a chip to be erased. More recently, capacity has been increased, and it has become possible to connect devices to the CPU address bus or data bus with virtually no need for external circuitry. It has also become possible to erase single bytes of data stored in the EEPROM. These improvements have allowed such devices to replace conventional random-access memory (RAM) for certain functions.

One example is the memory cards used to store programs, documents, foreign-language [documents], and the like created on compact personal computers and Japanese word processors. When required, [the card] is inserted into the console of a personal computer or word processor, and a program, document, or the like is saved to the card; the memory card houses RAM and a battery so that the data is saved even

when the card is removed from the console. By using EEPROM for the memory card, it would be possible to eliminate the battery.

Problems Which the Invention Is Intended to Solve

However, EEPROM has the limitation that, unlike conventional RAM, the number of write operations is not unlimited. Specifically, once a pre-established number of write operations has been exceeded, further writes to the memory card result in the erasure of data previously stored. The data stored in an EEPROM includes both data that is rewritten frequently and data that is rewritten infrequently; once a prescribed number of writes to frequently rewritten data has been reached, further write operations to the EEPROM are disabled, despite the fact that rewriting would be possible.

This invention was developed in order to address the aforementioned drawbacks, and is intended to provide a system for managing the number of writes to a programmable read-only memory which prevents erasure of data that has been written to an EEPROM, and which equalizes the number of writes that can be made to the EEPROM as well as equalizing write frequency to the EEPROM, thereby extending the write life of the EEPROM.

Means Used to Solve the Aforementioned Problems

The system for managing the number of writes to a programmable read-only memory which pertains to the present invention involves dividing the memory area into a plurality of blocks, storing the number of writes to each block, and when a predetermined number of writes to a block is exceeded, disabling further write operations [to the block].

Effect of the Invention

In the present invention, the memory area [is divided into] blocks and the number of writes [to each block] is stored [by the device] so that when the number of write operations [to a block] reaches a preset write count, further writing to the block is disabled.

Practical Examples

Fig. 1(a) is a schematic illustration of a system for managing the number of writes to a programmable read-only memory in a practical example of the present invention. 1 indicates an EEPROM with a write capacity, for example, of

32,798 bytes \times 8 bits, set to allow 10,000 write operations. The EEPROM 1 is provided with a pointer block 1a and spare pointer blocks SPB1 through SPB50. The pointer block 1a comprises 4 addressees (one byte each). The two bytes of addresses 0 and 1 contain a write count WCNT, for example, "1388₁₆". The one byte of address 2 of pointer block 1a contains a directory DB, for example, "01₁₆". The one byte of address 3 of pointer block 1a contains an unused start block number OSB, for example, "33₁₆". The one byte of address 4 of pointer block 1a contains an unused end block number OEB, for example, "8A₁₆".

Fig. 1(b) is a block diagram illustrating an example of device configuration in the present invention. 11 indicates a CPU which is equipped with ROM 11a and RAM 11b. [The CPU] controls the various components in accordance with a program stored in the ROM 11a and based on the algorithm shown in Fig. 6. 12 indicates an input means which is used to enter data write and data erase commands for the EEPROM 1 located in a data write device 13. The CPU 11 is also equipped with accumulators ACC and BCC for data transfer.

Fig. 2 is a schematic illustration of the configuration of the EEPROM 1 depicted in Fig. 1(a). 21 indicates block numbers assigned to, for example, 127 blocks, BLOCK1 through BLOCK 127. Each block comprises, for example, 256 bytes, with the two lead bytes containing the number of updates, that is, the update count described later. The next 253 bytes contain stored data DATA, and the final byte is a chain block area CB indicating whether the stored data DATA ends with this block or continues to another block. When the stored data DATA continues to another block, the block number of the chained block is held in the chain block area CB; when the stored data DATA does not continue to another block, the chain block area CB contains "FF₁₆".

Fig. 3 is a schematic illustration of the configuration of the directory block depicted in Fig. 2. 30 is the directory block indicated by the aforementioned directory DB. 31 indicates the update counter of the aforementioned directory block 30 and comprises, for example, two bytes. 32 is a file area in which each twelve-byte file name is stored. 33 is a start block number area (SB) comprising, for example, one byte, which holds the file start block number. 34 is an end block number area (EB) comprising, for example, one byte, which holds the file end block number. 35 is a chain block area (CB) which indicates whether there is a directory block that continues on from directory block 30. The chain block area 35 contains, for example, "FF₁₆". The directory block 30 comprises, for example, eighteen file areas 32.

Next, the configuration of the EEPROM 1 will be described referring to Fig. 1(a) and Fig. 3.

As shown in Fig. 1(a), for example, the write count WCNT of the pointer block 1a contains "1388₁₆", indicating that 5,000 updates have been made. Since the directory DB contains "01₁₆", the block number of the directory block 30 indicated by the directory DB is "1". The update counter 31 of the directory block 30 contains "142F₁₆", indicating that this directory block 30 has been updated 5,167 times. Since the start block number area 33 for File 1 (file name) in file area 32 contains "02₁₆" and the end block number area 34 contains "05₁₆", the file starts at BLOCK 2 and ends at BLOCK 5. Since the start block number area 33 for File 2 in file area 32 contains "0A₁₆" and the end block number area 34 contains "0F₁₆", the file starts at BLOCK 10 and ends at BLOCK 15. Since the start block number area 33 for File 3 (file name) in file area 32 contains "15₁₆" and the end block number area 34 contains "18₁₆", the file starts at BLOCK 21 and ends at BLOCK 24. Since "FF₁₆" follows File 3 in file area 32, the file area 32 ends at File 3.

Fig. 4 is a schematic illustration of the EEPROM 1 prior to use. The symbols used are the same as those in Fig. 1(a) and Fig. (3).

As the drawing shows, the following are stored at addresses 0 through 4 in the pointer block 1a: the write count WCNT in the pointer block 1a of the EEPROM 1 is "0001₁₆", the directory DB is "01₁₆", the unused start block number OSB is "02₁₆", and the unused end block number OEB is "7A₁₆". In the block BLOCK 1 indicated by the directory DB, the update counter 31 contains "0001₁₆", File 1 in the file area 32 contains "FF₁₆", and the chain block area 35 contains "FF₁₄", indicating that the EEPROM 1 is has not yet been used.

The pointer block 1a start block number OSB and end block number OEB contain "02₁₆" and "7F₁₆", respectively. Specifically, the two lead bytes in blocks BLOCK 2 through BLOCK 127 contain "0001₁₆", and the final single bytes (the chain block area 35 which indicates a serial chained block) in each of BLOCK 2 through BLOCK 126 contain "03 - 7F₁₆". The chain block area 35 of BLOCK 127 contains "FF". Thus, the blocks BLOCK 2 through BLOCK 127 are chained.

Figs. 5(a) and (b) are schematic representations of the write operation to the EEPROM 1. The symbols used are the same as those in Fig. 1(a) and Fig. (3).

First, [the system] searches the file area 32 of each block BLOCK for the leading [characters] "00₁₆". In Fig. 3, "00₁₆" is found between File 2 and File 3, whereupon the 12-byte file name "File 4" is written at this location. Referring to the start block number OSB for the unused block in the pointer block 1a, the data of the

two leading bytes for the block BLOCK indicated by the start block number OSB, specifically, " 57_{16} ", [is read]¹; specifically, the update counter 31 is incremented by one, and if the cumulative value exceeds, for example, 10,000, this same operation is performed for the block BLOCK indicated by the chain block area 35 of File 4, and a search is made for a block BLOCK for which [the value in] the update counter 31 is 10,000 or less. [When found,] the number of this block BLOCK is written to the start block number OSB of the pointer block 1a and the data of File 4 is written to BLOCK 87 (253 bytes). If the block BLOCK 87 becomes filled, the update counter 31 of the block BLOCK indicated in the chain block area 35 of the block BLOCK 87 is incremented by one, and a check is made to determine whether the cumulative value exceeds, for example, 10,000; if the update counter 31 of the indicated block BLOCK exceeds 10,000, a search is made for a block BLOCK for which the update count is 10,000 or less. [When found,] the number of this block BLOCK is written to the chain block area 35 of the preceding block BLOCK. In this way, data is written while excluding blocks BLOCK for which the update count exceeds 10,000. This operation is repeated until all the data has been written, whereupon the contents of the chain block area 35 of the last block BLOCK written to replaces the old unused start block number OSB, and the write count WCNT in the pointer block 1a is incremented by one, to " 1389_{16} ". " FF_{16} " is written to the chain block area 35 of the last block BLOCK to which data was written. The number of the last block BLOCK to which data was written is written to the block number area 34 of the directory block 30 (which stores the final block number), and the update counter 31 is incremented by one. [At the end of this process], the update counter 31 contains " 1430_{16} ", the start block number area 33 for File 4 contains " 33_{16} ", and the end block number area 34 " 37_{16} ", as shown in Fig. 5(b).

The procedure for erasing File 1 which has been written to the EEPROM 1 will be described referring to Figs. 5(a) and (b).

[The system] searches for File 1 from the block BLOCK 1 (the directory block 30) and places " 00_{16} " in the two lead bytes of the file area 32. Next, the update counter 31 of the directory block 30 is incremented by one. Referring to the start block number area 33 and end block number area 34 of File 1, the contents of the chain block area 35 of the block indicated by the end block number OEB of the pointer block 1a (which had been " FF_{16} " prior to the erase operation) are changed to reflect the contents of the start block number area 33, and the update counter 31 for this block 30 is

¹ [Translator's note: Uncertain interpolation made necessary by the fact that the author has neglected to provide a verb.]

incremented by one. In other words, File 4 [sic] which has just been erased is attached to the end of the unused block. In this way, the update counter 31 approaches 10,000 as files are repeatedly updated and deleted while advancing the update counter 31.

The access process performed when the update counter 31 has reached 10,000 will now be described.

First, the contents of the chain block area 35 of the block BLOCK indicated by the contents of the start block number OSB of the pointer block 1a are designated as the new start block number OSB. Next, the contents of the directory block 30 preceding this block, with the exception of the update counter 31, are transferred. The new directory block number is written to the directory DB of the pointer block 1a, and the write count WCNT of the pointer block 1a and the update counter 31 are incremented by one.

In the event that the write count WCNT of the pointer block 1a exceeds 10,000, data other than the write count WCNT data is transferred to the closest spare pointer block among the spare pointer blocks SPB1 through SPB50, and the write count WCNT (0000_{16}) of the new pointer block is incremented by one, to (0001_{16}). At this point the write count WCNT of the discarded pointer block 1a exceeds 10,000 and the write count WCNT of the new pointer block 1a is less than 10,000. In this way, write [and] erase [operations] to the counter block 30 [sic] and the pointer block 1a are managed. Blocks used by erased files are returned to the very end of the unused block. This equalizes the number of times unused blocks are used.

Fig. 6 is a flow chart describing the control procedure for data write operations to the EEPROM 1. (1) through (18) indicate steps.

First, [the system] searches for a free area in the directory block 30 and writes a new file name (1). The unused start block number OSB is then placed in the accumulator ACC of the CPU 11 (2). The write count WCNT for the block indicated by the accumulator ACC is incremented by one (3). At this point, it is ascertained whether the write count WCNT exceeds 10,000 (4). If the answer is YES, the chain block area CB of the block indicated by the accumulator ACC is placed in the accumulator ACC (5), and the system returns to step (3). If the answer is NO, the contents of the accumulator ACC are written to the start block number area (SB) 33 of the directory block 30 (6). Next, data is written to the data area of the block indicated by the accumulator ACC. At this point, it is ascertained whether the 235-byte capacity of the block indicated by the accumulator ACC has been exceeded (8). If the answer is YES, the chain block area CB of the block indicated by the accumulator ACC is placed in the accumulator BCC (9). Next, the write count WCNT for the block indicated by

the accumulator BCC is incremented by one (10). At this point, it is ascertained whether the write count WCNT exceeds 10,000 (11). If the answer is YES, the chain block area CB of the block indicated by the accumulator BCC is placed in memory (12) and [the system] returns to step (10). If the answer is NO, the contents of the accumulator BCC are written to the chain block area CB of the block indicated by the accumulator ACC, and [the system] returns to step (7).

If, on the other hand, the determination in step (8) is NO, the chain block area CB of the block indicated by the accumulator ACC is written to the unused start block number OSB (14). Next, the write count WCNT of the pointer block 1a is incremented by one (15). Next, "FF₁₆" is written to the chain block area CB of the block indicated by the accumulator ACC (16). The contents of the accumulator ACC are then written to the end block number area 34 of the new file location in the directory block 30 (17). Next, the write count WCNT of the directory block 30 is updated (18).

Merits of the Invention

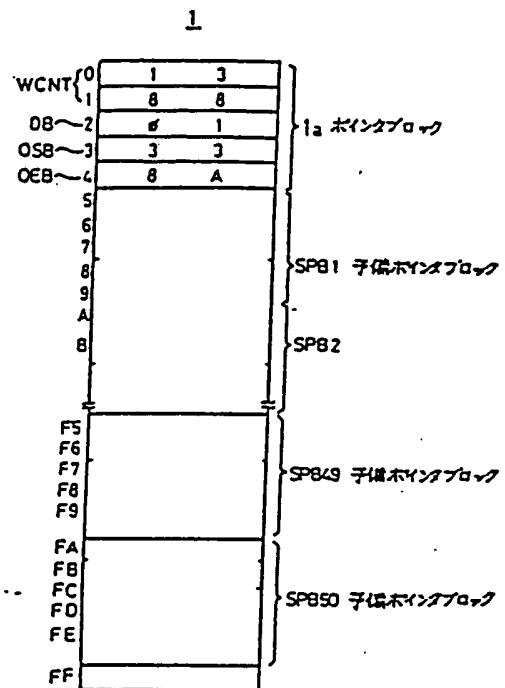
As described above, the present invention divides the memory area into a plurality of blocks, stores in memory the number of writes to each block, and disables write operations to a block when a preset number of writes has been exceeded. [Inadvertent] erasure of data that has been written to the EEPROM can be prevented, and blocks that are no longer used are attached to the end of the unused block, allowing the number of times that unused blocks are used to be equalized.

4. Brief Description of the Figures

Fig. 1(a) is a schematic illustration of a system for managing the number of writes to a programmable read-only memory in a practical example of the present invention. Fig. 1(b) is a block diagram illustrating an example of device configuration in this invention. Fig. 2 is a schematic illustration of the configuration of the EEPROM depicted in Fig. 1(a). Fig. 3 is a schematic illustration of the configuration of the directory blocks depicted in Fig. 2. Fig. 4 is a schematic illustration of the EEPROM prior to use. Figs. 5(a) and (b) are schematic representations of the write operation to the EEPROM. Fig. 6 is a flow chart describing the control procedure for data write operations to the EEPROM depicted in Fig. 1(a).

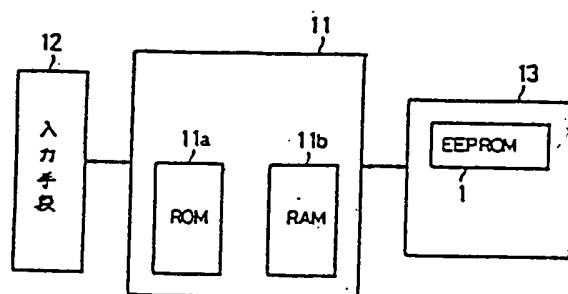
In the drawings, 1 indicates an EEPROM, 1a indicates a pointer block, 21 indicates a block number, 30 indicates a directory block, 31 indicates an update counter, 32 indicates a file area, 33 indicates a start block number area, 34 indicates an end block number area, and 35 indicates a chain block area.

Fig. 1(a)



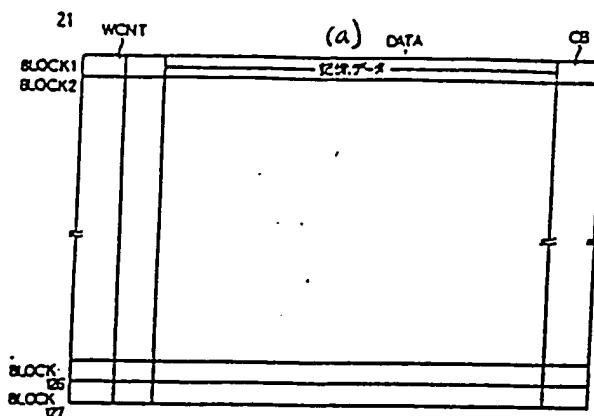
[1a-pointer block; SPB1-spare pointer block; SPB49-spare pointer block; SPB50-spare pointer block]

Fig. 1(b)



[12-input means]

Fig. 2



[(a)-stored data]

Fig. 3

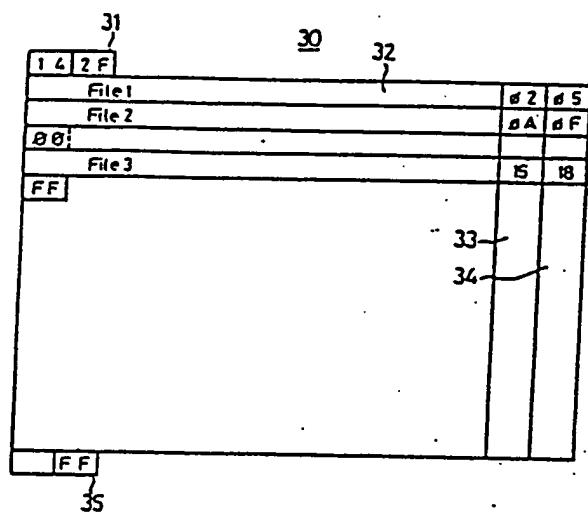


Fig. 4

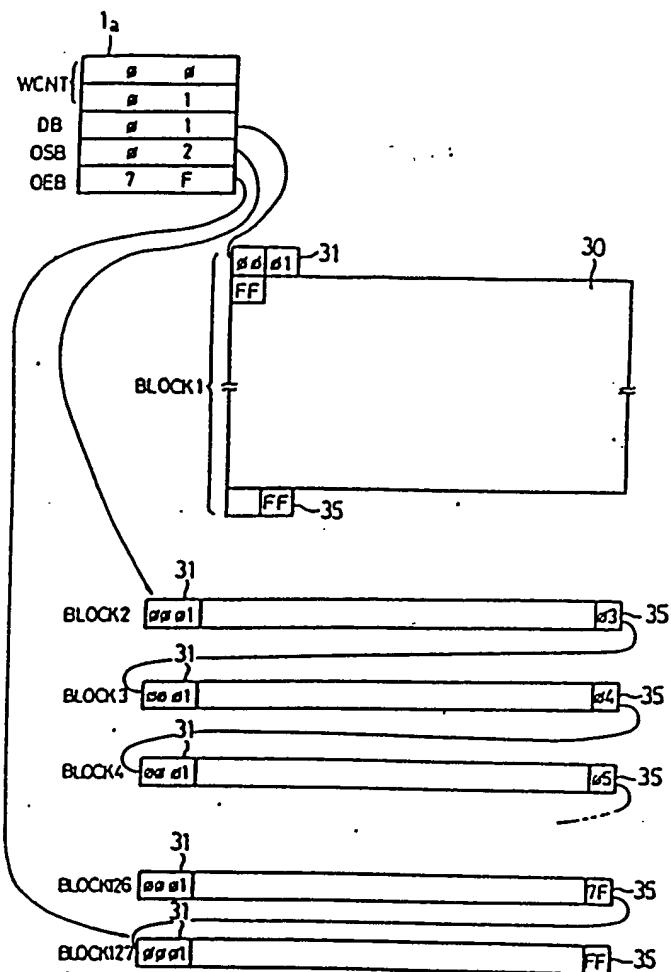


Fig. 5

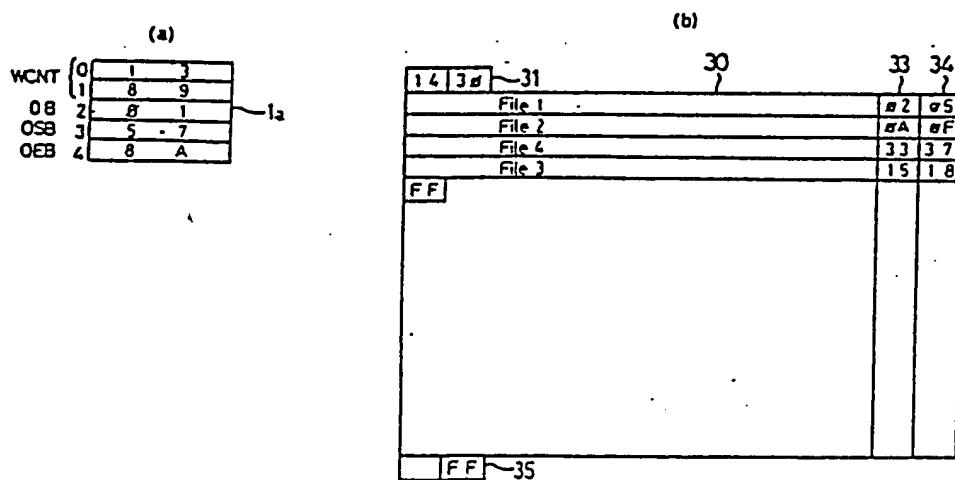
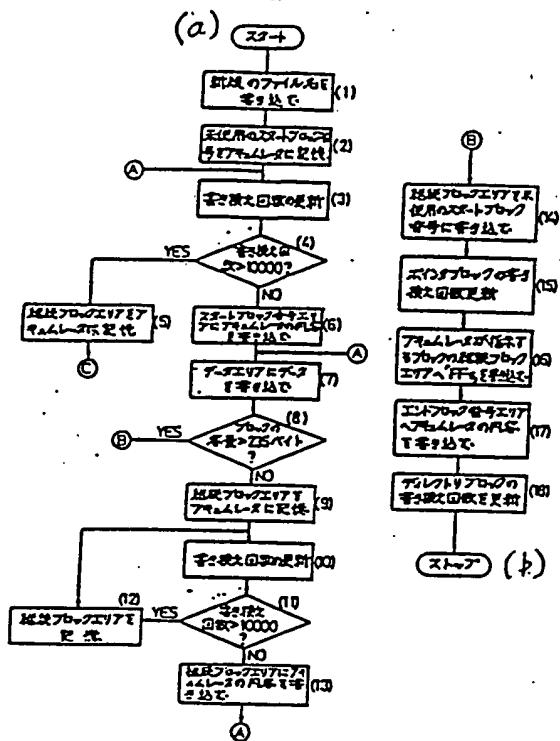


Fig. 6



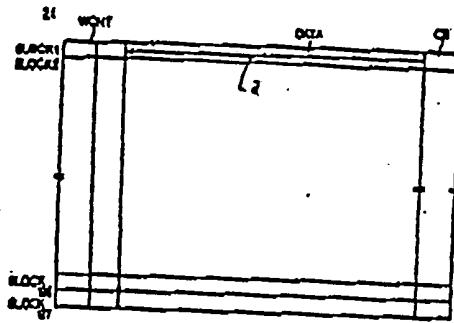
[(a)-Start; (1)-Write new file name; (2)-Store unused start block number in accumulator; (3)-Update write count; (4)-Write count > 10,000?; (5)-Store chain block area in accumulator; (6)-Write accumulator contents to start block number area; (7)-Write data to data area; (8)-Block contents > 235 bytes?; (9)-Store chain block area in accumulator; (10)-Update write count; (11)-Write count > 10,000?; (12)-Place chain block area in memory; (13)-Write accumulator contents to chain block area; (14)-Write chain block area to unused start block number; (15)-Update write count in pointer block (16)-Write "FF₁₆" to chain block area of block indicated by accumulator; (17)-Write accumulator contents to end block number area; (18)-Update write count in directory block; (b)-Stop]

54) MANAGEMENT SYSTEM FOR OF NUMBER OF TIMES OF WRITING
PROGRAMMABLE READ ONLY MEMORY

(11) 62-283497 (A) (43) 9.12.1987 (19) JP
(21) Appl. No. 61-124732 (22) 31.5.1986
(71) CANON INC (72) SHINICHI NAKADA
(51) Int. Cl. G11C17/00

PURPOSE: To average the rewriting frequency of a memory block and to prolong the life of an EEPROM by suppressing the writing to the memory block reaching the number of times of setting.

CONSTITUTION: The memory area of the EEPROM in which the erasing, the rewriting or the like are carried out by an input means, a CPU or the like is divided into 127 such as blocks BLOCK1~BLOCK127 and in the respective blocks, an area WCNT for storing the updating and rewriting number of times as well as a data memory area DATA is provided. When the contents of the area WCNT in which the counted value of the updating counter of the directory area of a block pointer is written are referred to and reach the set number, the rewriting of the block is suppressed through the CPU. The rewriting frequency of the respective blocks is averaged and the life of the EEPROM is prolonged.



a: storage data

⑫ 公開特許公報 (A)

昭62-283497

⑬ Int.Cl.

G 11 C 17/00

識別記号

307

庁内整理番号

6549-5B

⑭ 公開 昭和62年(1987)12月9日

審査請求 未請求 発明の数 1 (全8頁)

⑮ 発明の名称 プログラマブルリードオンリメモリの書き込み回数管理方式

⑯ 特願 昭61-124732

⑰ 出願 昭61(1986)5月31日

⑱ 発明者 仲田 真一 東京都大田区下丸子3丁目30番2号 キヤノン株式会社内

⑲ 出願人 キヤノン株式会社 東京都大田区下丸子3丁目30番2号

⑳ 代理人 弁理士 小林 将高

明細書

1. 発明の名称

プログラマブルリードオンリメモリの書き込み回数管理方式

2. 特許請求の範囲

記憶領域に書き込まれた情報を電気的に消去可能なプログラマブルリードオンリメモリにおいて、前記記憶領域を複数のブロックに分割し、各ブロック毎に書き込み回数を記憶し、あらかじめ設定される書き込み回数を超えたブロックへの書き込みを抑止させることを特徴とするプログラマブルリードオンリメモリの書き込み回数管理方式。

3. 発明の詳細な説明

(産業上の利用分野)

この発明は、電気的消去可能なプログラマブルリードオンリメモリの書き込み回数の管理方式に関するものである。

(従来の技術)

従来の EEPROM (Electrical Erasable

and Programmable ROM) は、容量も少なく、また書き込むために必要な外部回路が多かった。さらに、チップ内のすべてのデータを消去するモードしか有していなかった。最近は、容量も大きくなるとともに、外部回路も殆ど必要なく CPU のアドレスバス、データバスに接続できるようになり、また EEPROM 内の 1 バイトのデータのみの消去も可能となってきた。以上の改良により、使用目的によっては、従来のランダムアクセスメモリ (RAM) で構成していた機能の置換が可能となった。

例えば、従来の小型パソコン、日本語ワープロで作成したプログラムや文章、外字等を保存しておくためにメモリカードと云うものがある。これは、必要なときにパソコン、日本語ワープロ等の本体に差し込んでプログラムや文章を記憶させ、本体から引き抜いても、そのデータを記憶しているように、メモリカード内には RAM と電池が搭載されていた。そこで、メモリカードを EEPROM で構成することにより、電池を無くすること

ができると考えられた。

(発明が解決しようとする問題点)

ところが、EEPROMでは従来のRAMのように自由に何度も書き換えない制約があり、すなわち、あらかじめ設定される書き込み回数を越えて、メモリカードへの書き込みを行なうことにより、記憶しているはずのデータを消失してしまう等の問題点があった。またEEPROMに書き込まれたデータのうち、頻繁に書き換えるデータと書き換える頻度の少ないデータとが存在し、書き換える頻度の高いデータの書き込み回数が所定値を越えると、EEPROMへの書き換えが可能にも関わらず書き換え不能となる問題点があった。

この発明は、上記の問題点を解消するためになされたもので、EEPROMに書き込まれるデータの消失を防止するとともに、EEPROMへの書き込み回数を平均化させるとともに、EEPROM上の書き換え頻度を平均化して、EEPROMへの書き換え寿命を延命できるプログラマブル

リードオンリーモリの書き込み回数管理方式を得ることを目的とする。

(問題点を解決するための手段)

この発明に係るプログラマブルリードオンリーモリの書き込み回数管理方式は、記憶領域を複数のブロックに分割し、各ブロック毎に書き込み回数を記憶し、あらかじめ設定される書き込み回数を越えたブロックへの書き込みを抑止させる。

(作用)

この発明においては、記憶領域を各ブロック毎に書き込み回数を記憶しておき、この書き込み回数があらかじめ設定される書き込み回数を越えたら、そのブロックへの書き込みを抑止させる。

(実施例)

第1図(a)はこの発明の一実施例を示すプログラマブルリードオンリーモリへの書き込み回数管理方式を説明する模式図であり、1はEEPROMで、例えば書き込み容量が32768バイト×8ビットで、書き込み回数が1万回に設定してある。EEPROM1は、ポインタブロック1とお

より予備ポインタブロックSPB1～SPB50より構成される。ポインタブロック1は4アドレス(各1バイト)で構成され、「0～1」番地の2バイトで、書き換え回数WCNT、例えば「138816」を記憶している。またポインタブロック1の「2」番地の1バイトは、ディレクトリDB、例えば「0116」を記憶している。さらに、ポインタブロック1の「3」番地の1バイトは、未使用のスタートブロック番号OSB、例えば「3316」を記憶している。またポインタブロック1の「4」番地の1バイトは、未使用のエンドブロック番号OEB、例えば「8A16」を記憶している。

第1図(b)はこの発明の装置構成の一例を説明するブロック図であり、11はCPUで、ROM11a、RAM11bを有し、ROM11aに格納された第6図に示すフローに準じたプログラムに応じて各部を制御する。12は入力手段で、データ書き込み装置13にセットされるEEPROM1へのデータ書き込みおよびデータ消去を指

示する。なお、CPU11にはデータの転送を行うキューブレータACC、BCCを有している。

第2図は第1図(a)に示すEEPROM1の構造を示す模式図であり、21はブロック番号であり、例えば127個のブロックBLOCK1～BLOCK127に分割されている。各ブロックは、例えば256バイトで構成され、先頭の2バイトで、そのブロックが更新された回数、すなわち、後述する更新回数が記憶されている。次に続く253バイトは記憶データDATAが記憶されており、最後の1バイトは、記憶データDATAがこのブロックに含まれるか、または他のブロックに及ぶかどうかを示す隣接ブロックエリアCBがあり、他のブロックに記憶データDATAが及ぶ場合は、隣接ブロックエリアCBには隣接するブロック番号が記憶され、他のブロックに記憶データDATAが及ばない場合は、隣接ブロックエリアCBには「FFF16」が記憶されている。

第3図は第2図に示す各ディレクトリブロック構造を説明する模式図であり、30は前記ディレ

クトリDBに指示されるディレクトリブロック。31は前記ディレクトリブロック30の更新カウントで、例えば2バイトで構成される。32はファイル領域で、各ファイル名が12バイトで記憶される。33はスタートブロック番号エリア(SB)で、例えば1バイトで構成され、ファイルのスタートブロック番号が記憶されている。34はエンドブロック番号エリア(EB)で、例えば1バイトで構成され、ファイルのエンドブロック番号が記憶されている。35はチェーンブロックエリア(CB)で、ディレクトリブロック30に隣接するディレクトリブロックの有無を記憶する。例えばチェーンブロックエリア35が「FF16」となる。なお、ディレクトリブロック30は、例えば18個のファイル領域32で構成される。

次に第1図(a)および第3図を参照しながらEEPROM1の構造について説明する。

第1図(a)に示すようにポインタブロック16の書き換え回数WCNTに、例えば「138816」が記憶されているとすると、5000回の

734が「1816」となっているため、ブロックBLOCK21から始まり、ブロックBLOCK24で終ることになる。またファイル領域32のファイル3の次に「FF16」が書きかれているので、このファイル領域32はファイル3で終了していることになる。

第4図は未使用のEEPROM1の状態を説明する模式図であり、第1図(a)、第3図と同一のものには同じ符号を付している。

この図から分かるように、未使用のEEPROM1のポインタブロック16の書き換え回数WCNTが「000116」、ディレクトリDBが「0116」、未使用のスタートブロック番号OSBが「0216」、未使用のエンドブロック番号OEBが「7A16」がそれぞれポインタブロック16の0番地から4番地にそれぞれ記憶されている。これにより、ディレクトリDBに指示されるブロックBLOCK1を参照すると、更新カウンタ31に「000116」が書き込まれているとともに、ファイル領域32のファイル1に「FF16」が書

き込まれており、さらに、チェーンブロックエリア35に「FF16」が書き込まれており、EEPROM1が未使用状態であることを示している。さらに、ポインタブロック16のスタートブロック番号OSBおよびエンドブロック番号OEBには「0216」、「7F16」がそれぞれ書き込まれている。すなわち、ブロックBLOCK2~127には先頭の2バイトに「000116」が書き込まれ、最終の1バイトに各接続のブロックの接続を示すチェーンブロックエリア35には、ブロックBLOCK2~126に対して「03~7F16」が書き込まれ、ブロックBLOCK127のチェーンブロックエリア35には「FF16」が書き込まれている。このように、各ブロックBLOCK2~127は1つのチェイン構造となる。

次に第3図、第5図(a)、(b)を参照しながらEEPROM1への書き込み動作を説明する。

第5図(a)、(b)はEEPROM1への書き込み動作を説明する模式図であり、第1図

(a)、第3図と同一のものには同じ符号を付している。なお、書き込み直前は、第3図に示す状態であったものとする。

まず、各ブロックBLOCKのファイル領域32の先頭が「0011」のところを探し当てる。第3図の場合は、ファイル2とファイル3との間に「0011」があり、そこにファイル4という名前を12バイトで書き込み、ポインタブロック1aの未使用ブロックのスタートブロック番号OSBを参照して、スタートブロック番号OSBの指示するブロックBLOCK、すなわち「5711」の先頭の2バイト情報、すなわち、更新カウンタ31を「1」インクリメントし、その加算値が、例えば1万回を越えているようであれば、ファイル4のチェーンブロックエリア35が示すブロックBLOCKに対して同様の操作を行い、更新カウンタ31が1万回以下のブロックBLOCKを探し当てる、そのブロックBLOCKの番号をポインタブロック1aのスタートブロック番号OSBに書き込むとともに、ファイル4のデータ

をブロックBLOCK87(253バイト)に書き込み、ブロックBLOCK87に溢れるようであれば、ブロックBLOCK87のチェーンブロックエリア35の指示するブロックBLOCKの更新カウンタ31を「1」インクリメントして加算値が、例えば1万回を越えているかどうかを調べ、指示されるブロックBLOCKの更新カウンタ31が1万回を越えるようであれば、更新回数が1万回以下のブロックBLOCKを探し当てる、そのブロックBLOCKの番号を直前に書き込んだブロックBLOCKのチェーンブロックエリア35に書き込む。このようにして、データの書き込みが行われ、更新回数が1万回を越えるブロックBLOCKが排除されて行く。そして、書き込みデータがなくなるまで同様の操作を行い、最後に書き込んだブロックBLOCKのチェーンブロックエリア35に記憶されていた内容を新しい未使用的スタートブロック番号OSBに書き換える、ポインタブロック1aの書き換回数WCNTを「1」インクリメントして「138911」とな

り、最後にデータを書き込んだブロックBLOCKのチェーンブロックエリア35を「FF11」にする。そして、ディレクトリブロック30の最終ブロック番号を記憶するエンドブロック番号エリア34に最後のデータを書き込んだブロックBLOCKの番号を書き込むとともに、更新カウンタ31を「1」インクリメントすると、第5図(b)に示されるように、更新カウンタ31が「143011」となり、ファイル4のスタートブロック番号エリア33が「13311」で、エンドブロック番号エリア34が「3711」となる。

次に第5図(a)、(b)を参照しながらEEPROM1に書き込まれているファイル1の削除動作について説明する。

ディレクトリブロック30となるブロックBLOCK1よりファイル1を探し、ファイル領域32の先頭の2バイトを「0011」とする。次いで、ディレクトリブロック30の更新カウンタ31を「1」インクリメントし、ファイル1のスタートブロック番号エリア33とエンドブロック

番号エリア34のデータを参照して、ポインタブロック1aのエンドブロックOSBが指示するブロックのチェーンブロックエリア35の内容(削除直前までは「FF11」であった)をスタートブロック番号エリア33の内容に変更し、このブロックの更新カウンタ31を「1」インクリメントする。すなわち、未使用ブロックの最後に今削除したファイル4を接続するわけである。このようにして、更新カウンタ31を進めながら何度もファイルの更新、削除を実行して行くうちに、更新カウンタ31が1万回に接近する。

次に更新カウンタ31が1万回に到達した場合のアクセス処理について説明する。

まず、ポインタブロック1aのスタートブロック番号OSBの内容が示しているブロックBLOCKのチェーンブロックエリア35の内容を新規のスタートブロック番号OSBとする。次いで、このブロック直前のディレクトリブロック30の更新カウンタ31の情報以外の内容を転送する。そして、ポインタブロック1aのディレクトリD

Bに新規のディレクトリブロック番号を書き込み、ポインタブロック1aの書き換え回数WCNTおよび更新カウンタ31を「1」インクリメントする。

一方、ポインタブロック1aの書き換え回数WCNTは1万回を超えた場合は、予備ポインタブロックSPB1～SPB50のうち一番近い予備ポインタブロックへ書き換え回数WCNTの情報以外のデータを転送し、新規のポインタブロックの書き換え回数WCNT(0000:16)を「1」インクリメントして「0001:16」に設定する。この場合、破棄されたポインタブロック1aの書き換え回数WCNTは1万回以上となり、新のポインタブロック1aの書き換え回数WCNTは1万回以下となる。このようにして、カウンタブロック30およびポインタブロック1aの書き込み削除を管理する。また削除されたファイルが使用していたブロックは未使用ブロックの一一番最後に回される。これは、未使用ブロックの使用回数を平均化するためである。

ACCが指示するブロックの容量が235バイトを越えるかどうかを判断し(8)。YESならばアキュムレータACCが指示するブロックの隣接ブロックエリアCBをアキュムレータBCCに記憶させる(9)。次いで、アキュムレータBCCが指示するブロックの書き換え回数WCNTを+1更新する(10)。次いで、書き換え回数WCNTが10000を超えたかどうかを判断し(11)。YESならばアキュムレータBCCの指示するブロックの隣接ブロックエリアCBを記憶させ(12)、ステップ(10)に戻り、NOならばアキュムレータACCが指示するブロックの隣接ブロックエリアCBにアキュムレータBCCの内容を書き込み(13)、ステップ(7)に戻る。

一方、ステップ(8)の判断でNOの場合は、アキュムレータACCが指示する隣接ブロックエリアCBを未使用のスタートブロック番号OSBに書き込む(14)。次いで、ポインタブロック1aの書き換え回数WCNTを+1更新する(15)。次いで、アキュムレータACCが指示するブロックの

第6図は第1図(a)に示したEEPROM1のデータ書き込み制御動作を説明するためのフローチャートである。なお、(1)～(18)は各ステップを示す。

まず、ディレクトリブロック30の空エリアを探して、新規のファイル名を書き込む(1)。次いで、未使用のスタートブロック番号OSBをCPU11のアキュムレータACCに記憶させる(2)。アキュムレータACCが指示するブロックの書き換え回数WCNTを+1更新する(3)。ここで、書き換え回数WCNTが10000を超えたかどうかを判断し(4)。YESならばアキュムレータACCの指示するブロックの隣接ブロックエリアCBをアキュムレータACCに記憶し(5)。ステップ(3)に戻り、NOならばディレクトリブロック30のスタートブロック番号エリア(SB)33にアキュムレータACCの内容を書き込む(6)。次いで、アキュムレータACCが指示するブロックのデータエリアにデータを書き込む(7)。ここで、書き込みデータがアキュムレータ

隣接ブロックエリアCBへ「FF16」を書き込む(18)。そして、ディレクトリブロック30の新ファイル位置のエンドブロック番号エリア34へアキュムレータACCの内容を書き込む(17)。次いで、ディレクトリブロック30の書き換え回数WCNTを更新する(18)。

(発明の効果)

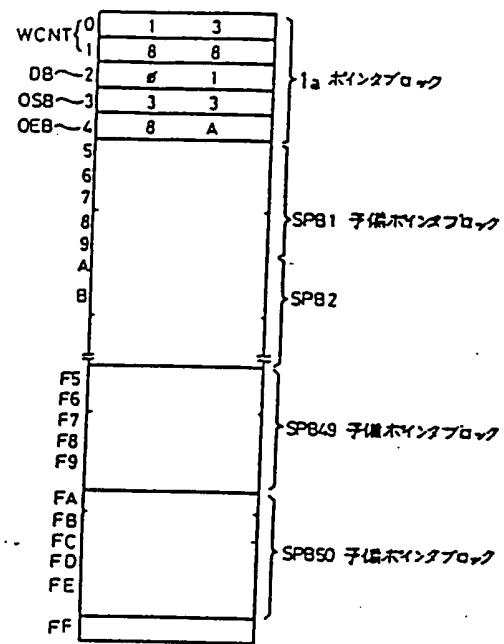
以上説明したように、この発明は記憶領域を複数のブロックに分割し、各ブロック毎に書き込み回数を記憶し、あらかじめ設定される書き込み回数を越えたブロックへの書き込みを抑止せざるようとしたので、EEPROMに書き込まれるデータの前矢を未然に防げるとともに、不要になったブロックを未使用ブロックの最後尾に接続するようとしたので、各ブロックの書き込み回数を平均化できる利点を有する。

4. 図面の簡単な説明

第1図(a)はこの発明の一実施例を示すプログラマブルリードオンリメモリへの書き込み回数管理方式を説明する模式図。第1図(b)はこの

第1図 (a)

1

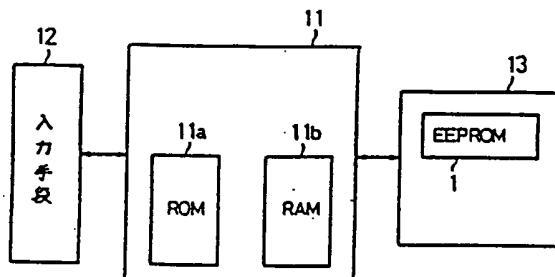


発明の装置構成の一例を説明するブロック図、第2図は第1図(a)に示すEEPROMの構造を示す様式図、第3図は第2図に示す各ディレクトリブロック構造を説明する様式図、第4図は未使用のEEPROM状態を説明する様式図、第5図(a)、(b)はEEPROMへの書き込み動作を説明する様式図、第6図は第1図(a)に示したEEPROMのデータ書き込み動作を説明するためのフローチャートである。

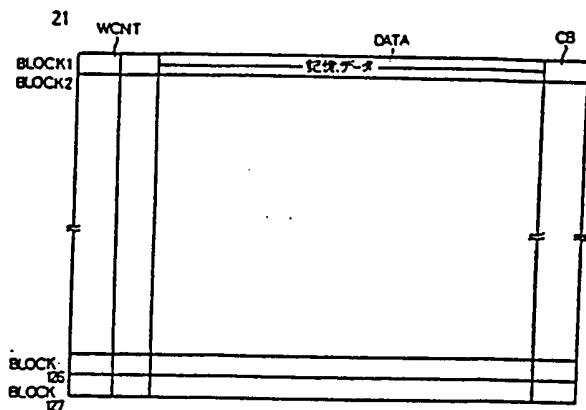
図中、1はEEPROM、1aはポインタブロック、21はブロック番号、30はディレクトリブロック、31は更新カウンタ、32はファイル領域、33はスタートブロック番号エリア、34はエンドブロック番号エリア、35はチェーンブロックエリアである。

代理人 小林将高

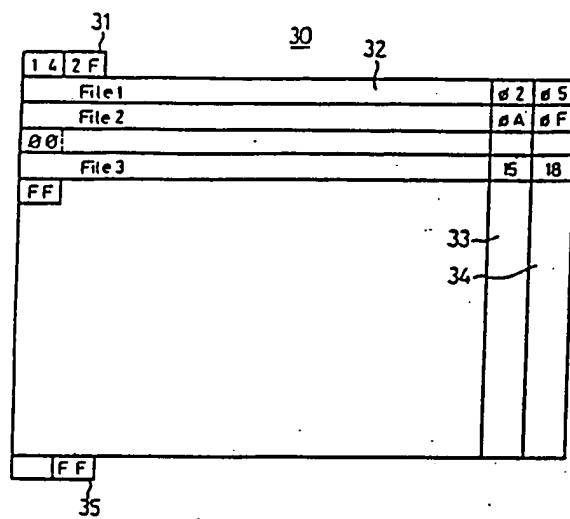
第1図 (b)



第2図

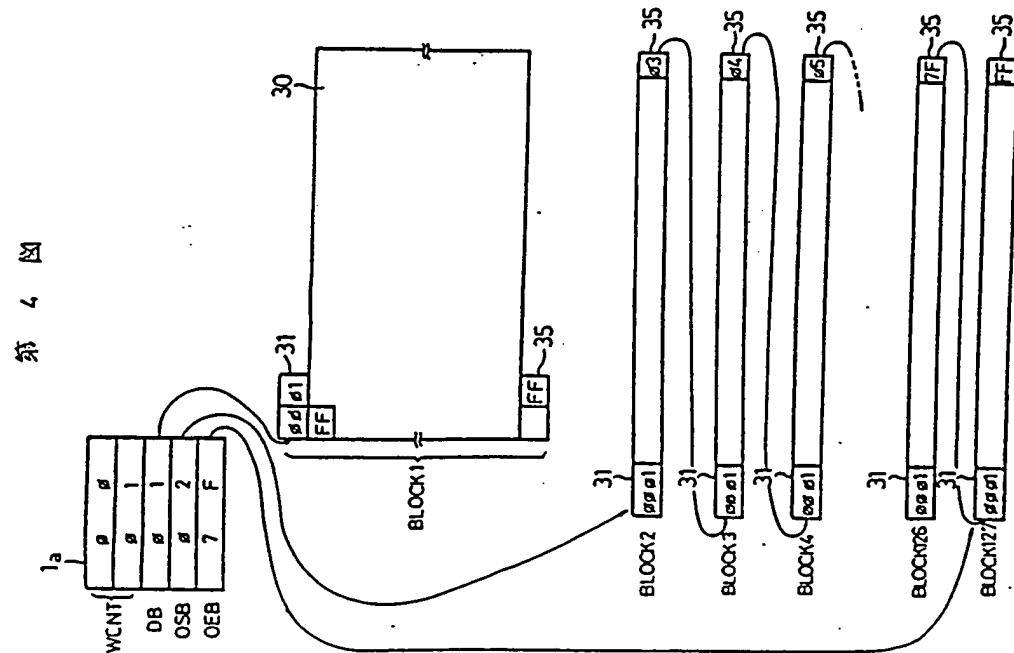
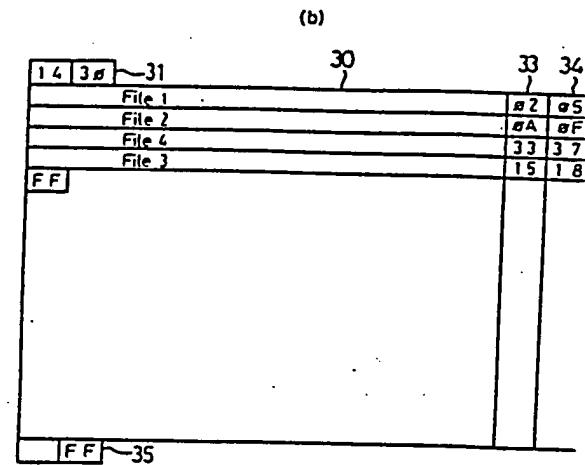


第3図



(a)

WCNT	0	1	3
08	2	8	9
0SB	3	5	7
0EB	4	8	A



第6図

